

Lab1 Report

启动 0 号核

思考题 1

_start 函数如何让其中一个核首先进入初始化流程，并让其他核暂停执行？

通过 mpidr_el1 读取核的序号，识别为 0 时进入 primary 标签，否则暂停执行

```
mrs x8, mpidr_el1  
and x8, x8, #0xFF  
cbz x8, primary /* 检测序号是否为 0 */  
  
...  
primary:  
...  
b init_c /* 进入初始化流程 */
```

切换异常级别

根据提示完成即可。

思考题 2

进入 C 代码前不设置启动栈会发生什么？

C 函数编译后会首先将帧指针和返回地址压栈，若不设置 sp 会访问一个随机的内存地址，会产生无法预料的后果。

思考题 3

不清理 .bss 段在之后的何种情况下会导致内核无法工作？

初始化一个全局变量时，若未清理 .bss 段可能会导致该全局变量为一个随机值而不是默认的零值。

初始化串口输出

循环使用 early_uart_send 打印字符串中所有字符即可。

```
void uart_send_string(char *str)  
{  
    for (int i = 0; str[i] != '\0'; i++) {  
        early_uart_send(str[i]);  
    }  
}
```

启用 MMU

观察到 A SAO SA nAA C I 字段均已设置，只需要仿照格式设置 M 字段启用 MMU 即可。

```
orr x8, x8, #SCTRLR_EL1_M
```

页表映射

以 L2 级页表的填充为例，先观察低地址的映射

```
u64 vaddr = PHYSMEM_START;

/* Normal memory: PHYSMEM_START ~ PERIPHERAL_BASE */
/* Map with 2M granularity */
for (; vaddr < PERIPHERAL_BASE; vaddr += SIZE_2M) {
    boot_ttbr0_12[GET_L2_INDEX(vaddr)] =
        (vaddr) /* low mem, va = pa */
        | UXN /* Unprivileged execute never */
        | ACCESSED /* Set access flag */
        | NG /* Mark as not global */
        | INNER_SHARABLE /* Shareability */
        | NORMAL_MEMORY /* Normal memory */
        | IS_VALID;
}
```

给定一个虚拟地址 `vaddr`，通过 `GET_L2_INDEX` 获取物理地址对应的页表项位置，给对应的页表项填充物理地址的值，因为低地址中虚拟地址等于物理地址，所以

```
boot_ttbr0_12[GET_L2_INDEX(vaddr)] = (vaddr) | ...
```

在填充高地址时，物理地址对应的虚拟地址为物理地址加上一个固定偏移量 `vaddr = paddr + KERNEL_VADDR`，我们还需要修改循环的范围上限，也加上一个偏移量，并且使页表项的填充值为 `vaddr - KERNEL_VADDR`，最终得到

```
u64 vaddr = KERNEL_VADDR + PHYSMEM_START;

for (; vaddr < KERNEL_VADDR + PERIPHERAL_BASE; vaddr += SIZE_2M) {
    boot_ttbr1_12[GET_L2_INDEX(vaddr)] =
        (vaddr - KERNEL_VADDR) /* low mem, va = pa */
        | UXN /* Unprivileged execute never */
        | ACCESSED /* Set access flag */
        | NG /* Mark as not global */
        | INNER_SHARABLE /* Shareability */
        | NORMAL_MEMORY /* Normal memory */
        | IS_VALID;
}
```

其余几个部分的代码也可以通过相同的思路完成。

思考题 4

多级页表优劣？

- 优：当使用到的虚拟地址较为稀疏时，多级列表可以有效降低需要储存的页表大小，节省内存。
- 劣：当使用到的虚拟地址十分密集时，多级页表需要内存容量更大；多级页表的 MMU 十分复杂。

对于 4KB 粒度，共需 $2^{32}/2^{12} = 2^{20}$ 个页，L3 表需要 $2^{20}/2^9 = 2^{11}$ 个，L2 表需要 $2^{11}/2^9 = 4$ 个，L1 和 L0 表各需要 1 个，页表需要空间 $4(2^{11} + 4 + 1 + 1) = 8216$ KB。

对于 2MB 粒度，共需 $2^{32}/2^{21} = 2^{11}$ 个页，L2 表需要 $2^{12}/2^9 = 4$ 个，L1 和 L0 表各需要 1 个，页表需要空间 $4(4 + 1 + 1) = 24$ KB。

思考题 5

实验内核需要的 L2，L1，L0 页表条目分别是多少？

需要的页数为 $(3 \times 2^{28} + 15 \times 2^{24})/2^{21} = 504$ ，L2 页表条目需要 504 个，L1 和 L0 都只要 1 个，共占 $3 \times 4 = 12$ KB。

思考题 6

为什么要为低地址配置页表？

在开启 MMU 前，内核在低地址上运行，此时 `pc` 的值为一个低地址，在开启后的一小段时间内，`pc` 的值仍然是低地址，此时由于低地址也配置了页表，因此低地址的 `pc` 能够正确被翻译到对的物理地址。后续再通过相应的跳转指令将 `pc` 的值设为高地址。若没有在低地址配置页表，开启 MMU 后的指令便会试图访问一个页表中不存在的地址，从而报错。

思考题 7

什么时候让暂停的核心继续执行？为什么一开始只让 0 号核心执行初始化流程？

在 0 号核心的 `init_c` 函数中，当 MMU 开启后会执行 `start_kernel(secondary_boot_flag)` 来设置这个 flag。随后在 `_start` 函数中，其他核心检测到 flag 改变就会跳转到 `secondary_init_c` 来继续执行。

只让 0 号核心执行初始化的原因：

- MMU 等功能的开启是全局性的，只需要一个核心便可以完成
- 多核运行容易导致数据竞争，通信开销等问题，会使得初始化流程更加复杂

```
User Init: booting fs server (FSMGR and real FS)
[procmgr] register server value = 0
User Init: booting network server
[fsm] Mounting fs from local binary: /tmpfs.srv...
[fsm] TMPFS is up, with cap = 11
[tmpfs] register server value = 0
[fsm] [FSM] register server value = 0
[fsm] [FSM] register server value = 0
[fsm] mount_disk_fs: Failed to open file /disk_fs.yaml
[lwip] Host at 192.168.0.3 mask 255.255.255.0 gateway 192.168.0.1
[HDMI] register server value = 0
```



```
Welcome to ChCore shell!
$ [lwip] TCP/IP initialized.
[lwip] Add netif 0x59f861d0eed0
[lwip] register server value = 0
Network-CP-Daemon: running at localhost:4096
```